



TITLE:

モニタの検証(同期の数理)

AUTHOR(S):

柴山, 悦哉

CITATION:

柴山, 悦哉. モニタの検証(同期の数理). 数理解析研究所講究録 1982, 470: 97-103

ISSUE DATE:

1982-10

URL:

<http://hdl.handle.net/2433/103224>

RIGHT:

モニタの検証

数理解析研究所 柴山 悦哉

John H. Howard. "Proving Monitors". CACM vol. 19 pp 273-279
の内容を以下に紹介する。

1.

モニタとは、コンカレント・プログラムのプロセス間で共有される データ、プロシジャの集まりである。

モニタで定義されたデータは、同じモニタで定義されたプロシジャ及び、モニタの初期化を行う部分からしか、参照、変更できないものとする。したがって、モニタは1つの抽象データ型とみなせる。

モニタ・コールは、同時に1つしか実行できないものとする。これによつて、モニタで定義されたデータを排他的に使用することができる。

モニタ・コールを行つているプロセスの実行を、一時中断する命令 (cond. wait) と、中断されていたモニタ・コールの実行を再開する命令 (cond. signal) が用意されている。ここで cond は、プロセスの待ち行列である。

モニタに関し Z は、Hoare [1] に詳しく述べられている。

2.

図1は、モニタを用いて記述した bounded buffer である。

$\langle x_1, x_2, \dots, x_n \rangle$ は x_1, \dots, x_n よりなる列をあらわし、 $A @ B$ は2つの列 A, B を結合したものを表す。 $A.first$ は列の先頭の元。 $A.rest$ は、 A から $A.first$ を除いたものである。

S が長さ高々 N の buffer で、 $notfull, notempty$ はコンディション変数 [1] である。

Hoare 式のルールを用いて検証を行う場合、検証したい性質を、Hoare 式の論理式を用いて記述する必要がある。ところが、図1の列において

"buffer から remove された要素は、buffer に append された要素の前の方で、残りの要素の列が S である。"

という性質の正当性を検証しようとする、たちまち行きづまってしまう。すなわち、図1にあらわれるプログラム・ステートメントやプログラム変数を、どう組み合わせても、上記の性質を記述する Hoare 式の論理式が書けないのである。

これは、モニタが1つの独立したプログラムではなく、他のプログラムから呼ばれるプロシジャの集まりにすぎないことに起因する。履歴に関する情報を、モニタは完全に記憶し

ているわけではない。

そこで、図2のように A, R という2つの履歴に関する補助変数 (history variable) を導入する。すると、前述の性質は " $A = R @ S$ " と記述することができる。

尚、この A, R は、検証にのみ用いる変数である。history variable については、[3]

3.

モニタのプログラム中に、 cond.wait , cond.signal が出現する時、Hoare 式の証明方法をどのように拡張したらよいであろうか。

Hoare は次のような公理を提唱している。[1]

$$J \{ \text{cond.wait} \} J \& B$$

$$J \& B \{ \text{cond.signal} \} J$$

ここで、 J はコントロールの流れが変わる時 (モニタ・コールの前後, cond.wait , cond.signal の前後) に成り立つべき不変式である。

cond.wait は、モニタの状態がある条件を満たすようになるまで、待っている命令であり、 B はそのための条件と考えられる。したがって、 B はコンディション変数の数だけ存在する。

この新しい公理を使つて、証明すべきは、以下のものである。

$true \{ \text{モニタの初期化部分} \} J$

$J \{ \text{モニタの各プロシジャ} \} J$

このHoareの提唱した公理は有用ではあるが、問題点がないわけではない。たとえば、 $J \{ \text{cond.wait} \} J \wedge B$ という論理式は、 cond.wait 命令の実行後に B が満たされることは述べているが、 cond.wait 命令の実行前に B が満たされていたかどうかという点については何も述べていない。

そこで、次のような公理が考えられる。

$J \wedge E \{ \text{cond.wait} \} J \wedge B$

$J \wedge B \{ \text{cond.signal} \} J \wedge E$

ここで、 E はモニタ・ユールの終了後に成り立つ条件で、しかも $J \wedge E \supset B$ が成り立つようなものとする。

この公理を用いると、待つ必要がある時（すなわち B が成り立たない時）にのみ cond.wait が実行されるという性質を記述できる。

この時、証明すべきは以下のものである。

$true \{ \text{モニタの初期化部分} \} J \wedge E$

$J \wedge E \{ \text{モニタの各プロシジャ} \} J \wedge E$

$I = J \wedge E$, $C = J \wedge B$ とすると、公理と証明すべきこと

は次のようになる。

$$I \{ \text{cond.wait} \} C$$

$$C \{ \text{cond.signal} \} I$$

$$\text{true} \{ \text{モニタの初期化部分} \} I$$

$$I \{ \text{モニタの各プロセス} \} I$$

4.

今までは、論理式の中にコンディション変数の状態を表わすような式が出現しないと暗に仮定してきた。もし、そのような式が現れた場合、 cond.wait を3つの部分に分解して考える。すなわち、

① 待ち行列 cond にプロセスを入れる。

② cond.signal が実行されるまで待つ。

③ 待ち行列 cond からプロセスを取り出す。

したがって、この場合の証明ルールは次の通り。

$$\frac{P \{ \text{①} \} I \quad I \{ \text{②} \} C \quad C \{ \text{③} \} R}{P \{ \text{cond.wait} \} R}$$

ここで、①、③については、コンディション変数の状態は変わるが、他の変数の値は変わらないことに注意する。また②については、すでに議論した。

5. 問題点

この論文("Proving Monitors")は、モニタ証明のための2つの技法を与えている。1つは history variable の使用で、もう1つは wait, signal 命令にたいする、公理的な定義である。これらの方法が、いくつかの問題に対して、有用であることは確かであるが、モニタの証明体系として完全であるわけではない。またデッド・ロックの問題も残されままである。

References

1. Hoare, C.A.R. Monitors: an operating system structuring concept. CACM 17, 10 (Oct. 1974), pp. 549-557. Corrigendum, CACM 18, 2 (Feb. 1975), p. 95.
2. Hoare, C.A.R. An axiomatic basis for computer programming. CACM 12, 10 (Oct. 1969), pp. 576-583.
3. Clint, M. Program proving: coroutines. Acta Informatica 2 (1973), pp. 50-63.

bounded buffer:monitor

```

begin   S:sequence of message;
        notfull,notempty:condition;
        comment N is the maximum length of S;

procedure append(x:message);
begin   if S.length=N then notfull.wait;
        S:=S@<x>;
        if notempty.queue then notempty.signal;
end;

procedure remove(result x:message);
begin   if S.length=0 then notempty.wait;
        x:=S.first;
        S:=S.rest;
        if notfull.queue then notfull.signal;
end;

        S:=< >;
end

```

1

bounded buffer:monitor

```

begin   A,R,S:sequence of message;
        notfull,notempty:condition;
        comment N is the maximum length of S;

procedure append(x:message);
begin   if S.length=N then notfull.wait;
        A:=A@<x>;
        S:=S@<x>;
        if notempty.queue then notempty.signal;
end;

procedure remove(result x:message);
begin   if S.length=0 then notempty.wait;
        x:=S.first;
        S:=S.rest;
        R:=R@<x>;
        if notfull.queue then notfull.signal;
end;

        A:=R:=S:=< >;
end

```

2